



Politechnika Wrocławska

Wydział Matematyki

Kierunek studiów: Matematyka stosowana

Specjalność: –

Praca dyplomowa – inżynierska

ZASTOSOWANIE STOCHASTYCZNEJ OPTYMALIZACJI DO GIER CZĘŚCIOWO OBSERWOWALNYCH

Aleksander Jakóbczyk

słowa kluczowe:
gry częściowo obserwowalne, strategia optymalna, stochastyczna optymalizacja, Hoeffding race, empirical Bernstein race, algorytmy genetyczne.

krótkie streszczenie:

Celem pracy jest wyznaczenie nieoczekiwanych strategii w grach częściowo obserwowalnych za pomocą metod stochastycznej optymalizacji. W pracy zostały zaproponowane nowe algorytmy, pozwalające na szybsze wyznaczenie strategii optymalnej. Zaproponowano również kolejny algorytm generacyjny. Przeprowadzona została analiza porównawcza kilku wybranych metod optymalizacji.

Opiekun pracy dyplomowej	dr inż. Andrzej Giniewicz
	Tytuł/stopień naukowy/imię i nazwisko	ocena	podpis

*Do celów archiwalnych pracę dyplomową zakwalifikowano do:**

a) kategorii A (akta wieczyste)

b) kategorii BE 50 (po 50 latach podlegające ekspertyzie)

** niepotrzebne skreślić*

pieczęćka wydziałowa

Wrocław, rok 2023



Wrocław University
of Science and Technology

Faculty of Pure and Applied Mathematics

Field of study: Mathematics

Specialty: Theoretical Mathematics

Engineering Thesis

APPLICATION OF STOCHASTIC OPTIMIZATION TO PARTIALLY OBSERVABLE GAMES

Aleksander Jakóbczyk

keywords:

partially observable game, optimal strategy, stochastic optimization, Hoeffding race, empirical Bernstein race, genetic algorithm

short summary:

The aim of this work is to determine unexpected strategies in partially observable games using stochastic optimization methods. New algorithms have been proposed to allow for faster determination of the optimal strategy. Another generative algorithm has been proposed. A comparative analysis of several optimization methods was conducted.

Supervisor	dr inż. Andrzej Giniewicz
	Title/degree/name and surname	grade	signature

*For the purposes of archival thesis qualified to:**

a) category A (perpetual files)




b) category BE 50 (subject to expertise after 50 years)

** delete as appropriate*

stamp of the faculty

Wrocław, 2023

Spis treści

Wstęp	3
1 Definicje, lematy i twierdzenia	5
1.1 Definicja gry	5
1.2 Definicje i Oznaczenia	6
1.2.1 Strategie proste	6
1.2.2 Strategie mieszane	7
1.3 Twierdzenia	7
1.4 Problem porównań wielokrotnych	8
2 Algorytmy racingowe	11
 2.1 Algorytm Limited Empirical Bernstein Race (LEBR)	11
2.2 Improved LEBR (ILEBR)	12
 2.3 ILEBR 2	14
2.4 ILEBR*	15
2.5 ILEBR* 2	16
2.6 Prawdopodobieństwo popełnienia błędu	17
3 Algorytmy wyznaczania optymalnej strategii	23
3.1 Algorytm iteracyjny	24
3.2 Algorytm koewolucyjny	24
3.3 Algorytm przybliżonej koewolucji 1	24
 3.4 Algorytm przybliżonej koewolucji 2	26
4 Gry	27
4.1 Gra w wojnę	27
4.2 Rrrrats!	28
5 Wyniki działania algorytmów dla gier	29
Podsumowanie	33
Dodatek	35
5.1 Dowód lematu 1.16	35
5.2 Dowód wyrażenia (2.6)	35
5.3 Dowód wyrażenia (2.19)	36

Wstęp

Gry dwuosobowe, w których gracze mają niepełną wiedzę o swoich ruchach i możliwych decyzjach przeciwnika, stanowią istotną kategorię problemów w matematycznej teorii gier. Uzyskane rozwiązania są powszechnie stosowane w wielu dziedzinach, takich jak ekonomia, polityka, rozrywka, zarządzanie i planowanie. Niniejsza praca skupia się na analizie probabilistycznych metod znajdowania optymalnej strategii w sensie Nasha [10] dla dwuosobowych gier częściowo obserwowalnych.

Praca składa się z pięciu rozdziałów. W pierwszym rozdziale przedstawiamy podstawową wiedzę dotyczącą problemu określania strategii optymalnej. Omawiamy w nim również podstawowe twierdzenia, na których opiera się działanie analizowanych algorytmów oraz objaśniamy problem porównań wielokrotnych. W kolejnym rozdziale przedstawiamy i omawiamy algorytmy racingowe, których celem jest określenie, która z porównywanych strategii jest lepsza. Proponujemy również pewne modyfikacje ~~do~~ bazowego algorytmu oraz przeprowadzamy analizę prawdopodobieństwa popełnienia błędu dla nowo zaproponowanych metod. W rozdziale trzecim omawiamy działanie algorytmów służących do wyznaczania optymalnej strategii. Czwarty rozdział jest poświęcony opisowi gier, dla których szukamy optymalnych strategii. Ostatni rozdział zawiera prezentacje wyników działania algorytmów genetycznych oraz interpretacje strategii, które udało się za ich pomocą odkryć.



Rozdział 1

Definicje, lematy i twierdzenia

Celem algorytmów, które będą wykorzystywać, jest znalezienie optymalnej strategii dla graczy w dwuosobowych grach częściowo obserwowalnych. Aby matematycznie opisać pojęcia gry i strategii optymalnej, wprowadzimy kilka podstawowych definicji. Definicje dotyczące podstaw teorii gier pochodzą z prac Płatkowskiego [8] i Prisnera [9].

1.1 Definicja gry

Gra w matematycznej teorii gier to sytuacja, w której gracze wybierają swoje strategie i otrzymują nagrody lub kary w zależności od podjętych decyzji oraz losowych zdarzeń. Teoria gier pozwala na modelowanie i analizowanie takich sytuacji oraz umożliwia znajdowanie rozwiązań, które są optymalne dla graczy.

Matematyczna definicja gry w teorii gier zazwyczaj zaczyna się od określenia następujących elementów:

- **Zbioru graczy:** Jest to zbiór wszystkich osób biorących udział w grze. Zbiór ten składa się z co najmniej dwóch elementów w zależności od typu gry;
- **Zbioru strategii:** Jest to zbiór wszystkich możliwych strategii, które mogą być wybierane przez graczy. Strategia to plan działania gracza, który zakłada, jakie ruchy gracz zamierza podjąć w danej grze;
- **Funkcji zwrotu:** Funkcja zwrotu określa nagrody lub kary, które gracze otrzymują w zależności od ich strategii i losowych zdarzeń;
- **Struktury informacji:** Struktura informacji określa, jakie informacje są dostępne dla graczy w momencie podejmowania decyzji. Informacje mogą być pełne lub częściowe, co wpływa na możliwe strategie graczy i ich skuteczność.

Gry mogą być podzielone na kilka kategorii w zależności od różnych kryteriów. Jednym z takich kryteriów jest moment, w którym gracze podejmują decyzje:

Definicja 1.1 (Gra w postaci strategicznej). Jest to typ gry, w której gracze podejmują decyzje w tym samym momencie.

Definicja 1.2 (Gra w postaci ekstensywnej). Jest to typ gry, w której gracze podejmują decyzje we wcześniej ustalonej kolejności.

Przykładami gier w postaci strategicznej są gry „kamień papier nożyce”, „dobłe” czy też „mora”. Natomiast przykładami gier w postaci ekstensywnej są „szachy”, „warcaby” oraz „go”.

Gry możemy również dzielić ze względu na posiadaną wiedzę.

Definicja 1.3 (Gra z kompletną informacją). Jest to typ gry, w której gracze mają informacje o możliwych przyszłych wynikach gry i o zbiorach możliwych strategii.

Definicja 1.4 (Gra częściowo obserwowalna). Jest to przeciwieństwo gier z kompletną informacją.

Przykładami gier z kompletną informacją są „szachy”, „warcaby” oraz „go”. Natomiast przykładami gier częściowo obserwowalnych są wszelkie gry posiadające w rozgrywce pewne elementy losowe takie jak rzut kostką czy też dobieranie kart.

Istnieje jeszcze wiele innych podziałów gier ze względu na kategorie takie jak liczba graczy, zbiory dostępnych akcji, możliwość tworzenia koalicji i wiele innych.

1.2 Definicje i Oznaczenia

1.2.1 Strategie proste

Wprowadźmy podstawowe oznaczenia potrzebne nam do tego, aby móc zdefiniować czym jest strategia optymalna:

- $N = \{1, 2, \dots, n\}$: Zbiór graczy;
- $A_i, i \in N$: Niepusty zbiór strategii czystych gracza i ;
- $m_i = |A_i|$: Liczba strategii gracza i ;
- $A = \prod_{i \in N} A_i$: Zbiór wszystkich strategii gry;
- $u_i : A \rightarrow \mathbb{R}$: Funkcja wypłaty gracza i ;
- $a = (a_1, a_2, \dots, a_n) = (a_i)_{i \in N}, a_i \in A_i$: Profil gry w strategiach czystych;
- $u_i(a) = u_i(a, a_{-i})$: Wypłata gracza i z profilu a ;
- $a_{-i} = (a_i)_{i \in N \setminus \{i\}}$: Profil wszystkich strategii poza strategią gracza i .

Definicja 1.5 (Gra strategiczna). Grą strategiczną nazywamy trójkę

$$GS = \langle N, (A_i)_{i \in N}, (u_i)_{i \in N} \rangle.$$

Definicja 1.6 (Równowaga Nasha w strategiach czystych gry strategicznej). Równowaga Nasha w strategiach czystych gry strategicznej jest to profil gry $a^* = (a_1^*, a_2^*, \dots, a_N^*) \in A$, taki, że

$$\forall i \in N \quad \forall a_i \in A_i \quad u_i(a_i^*, a_{-i}^*) \geq u_i(a_i, a_{-i}^*).$$

Jest to profil gry, w którym istnieje strategia czysta, dająca nie gorsze wyniki od dowolnej innej strategii czystej. Okazuje się jednak, że taki stan nie zawsze istnieje w strategiach czystych, na przykład w grze „kamień papier nożyce” strategia grania tylko kamienia daje gorszy rezultat przeciwko strategii grania tylko papieru. Podobnie ze strategią grania tylko nożyc i grania tylko papieru.

1.2.2 Strategie mieszane

Definicja 1.7 (Strategia mieszana). Strategią mieszaną σ_i gracza i w grze strategicznej $GS = \langle N, (A_i)_{i \in N}, (u_i)_{i \in N} \rangle$ nazywamy rozkład prawdopodobieństwa na zbiorze strategii czystych A_i

$$\sigma_i = (\sigma_{i1}, \sigma_{i2}, \dots, \sigma_{im_i}),$$

gdzie σ_{ik} oznacza prawdopodobieństwo, że gracz i zagra strategię czystą $k \in A_i$.

Fakt 1.8. *Strategia czysta jest szczególnym przypadkiem strategii mieszanej, w którym prawdopodobieństwo zagrania jednej z dostępnych strategii wynosi 1.*

Wprowadźmy dodatkowe oznaczenia:

- $\Sigma_i = \{\sigma_i : A_i \rightarrow [0, 1], \sum_{k=1}^n \sigma_{ik} = 1, \sigma_{ik} \geq 0\}$: Zbiór strategii mieszanych gracza i ;
- $\sigma = (\sigma_1, \sigma_2, \dots, \sigma_n)$: Profil gry;
- $u_i(\sigma) = u_i(\sigma_i, \sigma_{-i})$: Wypłata gracza i z profilu σ ;
- $\sigma_{-i} = (\sigma_j)_{j \in N \setminus \{i\}}$: Profil wszystkich strategii poza strategią gracza i .

Definicja 1.9 (Równowaga Nasha w strategiach mieszanej gry strategicznej). Profil gry strategicznej σ_i^* jest równowagą Nasha, gdy

$$\forall i \in N \quad \forall \sigma_i \in \Sigma_i \quad u_i(\sigma_i^*, \sigma_{-i}^*) \geq u_i(\sigma_i, \sigma_{-i}^*).$$

Równowagę Nasha interpretujemy jako taki profil gry, w którym żadnemu z graczy nie opłaca się zmieniać swojej strategii, ponieważ nie skutkuje to zwiększeniem swoich zysków.

1.3 Twierdzenia

Algorytmy 1–5 wykorzystywane w niniejszej pracy oparte są o dwa twierdzenia, a dokładniej o szczególne przypadki wynikające z twierdzeń 1.10 i 1.12 [5].

Twierdzenie 1.10 (Nierówność Hoeffdinga). *Niech X_1, X_2, \dots, X_t będzie ciągiem niezależnych zmiennych losowych (i.i.d.), takim że $a_i \leq X_i \leq b_i$, wtedy dla:*

$$\epsilon > 0, \quad S_t = \sum_{i=1}^t X_i, \quad c_i = b_i - a_i,$$

zachodzi nierówność

$$\mathbb{P}(|S_t - \mathbb{E}(S_t)| \geq \epsilon) \leq 2 \exp\left(-\frac{2\epsilon^2}{\sum_{i=1}^t c_i^2}\right).$$

Lemat 1.11. *Niech X_1, X_2, \dots, X_t będzie ciągiem niezależnych zmiennych losowych (i.i.d.), takim że $0 \leq X_i \leq 1$, wtedy dla:*

$$\delta \in (0, 1], \quad \bar{X}_t = \frac{S_t}{t}, \quad \mu = \mathbb{E}(X_i), \quad 0 < \epsilon \leq \sqrt{\frac{\ln(2/\delta)}{2t}},$$

zachodzi nierówność

$$\mathbb{P}(|\bar{X}_t - \mu| < \epsilon) \geq 1 - \delta.$$

Twierdzenie 1.12 (Empiryczna nierówność Bernsteina). *Niech X_1, X_2, \dots, X_t będzie ciągiem niezależnych zmiennych losowych (i.i.d.), takim że $a \leq X_i \leq b$, wtedy dla:*

$$\bar{\sigma}_t^2 = \frac{1}{t} \sum_{i=1}^t (X_i - \bar{X}_t)^2, \quad R = b - a, \quad 0 < \epsilon \leq \bar{\sigma}_t \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta)}{t}} + \frac{3R \ln(3/\delta)}{t}, \quad (1.1)$$

zachodzi nierówność

$$\mathbb{P}(|\bar{X}_t - \mu| < \epsilon) \geq 1 - \delta.$$

Lemat 1.13. *Niech X_1, X_2, \dots, X_t będzie ciągiem niezależnych zmiennych losowych (i.i.d.), takim że $0 \leq X_i \leq 1$, wtedy dla:*

$$\epsilon \leq \bar{\sigma}_t \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta)}{t}} + \frac{3 \ln(3/\delta)}{t},$$

zachodzi nierówność

$$\mathbb{P}(|\bar{X}_t - \mu| < \epsilon) \geq 1 - \delta.$$

Twierdzenie 1.14 (Nierówność Popoviciu dla wariancji). *Niech M i n będą odpowiednio górną i dolną granicą wartości zmiennej losowej X . Wtedy*

$$\text{Var}(X) \leq \frac{(M - n)^2}{4}.$$

Fakt 1.15. *Z twierdzenia 1.14 **wynik**, że dla zmiennej losowej X , także że $0 \leq X \leq 1$ zachodzi $\sigma^2 = \text{Var}(X) \leq \frac{1}{4}$.*

1.4 Problem porównań wielokrotnych

Założmy, że z prawdopodobieństwem $1 - \delta$ chcemy ustalić, który z dwóch graczy p_1 i p_2 jest lepszy. W tym celu będziemy przeprowadzać testy statystyczne, dla których prawdopodobieństwo pomyłki k -tego testu wynosi δ_k . Testy te będą kontynuowane aż do momentu, gdy jeden z graczy zwycięży przeważającą liczbę razy. Po przeprowadzeniu n takich testów:

$$\begin{aligned} \mathbb{P}(\text{Chociaż jeden z } n \text{ testów się pomylił}) &\stackrel{(*)}{\leq} \sum_{k=1}^n \delta_k \implies \\ \mathbb{P}(\text{Żaden test się nie pomylił}) &\geq 1 - \sum_{k=1}^n \delta_k, \end{aligned}$$

gdzie nierówność oznaczona $(*)$ wynika z faktu, że $\mathbb{P}(X + Y) \leq \mathbb{P}(X) + \mathbb{P}(Y)$.

Aby ostateczne prawdopodobieństwo popełnienia błędu było mniejsze niż δ , konieczne jest wprowadzenie odpowiedniej korekty. Możemy zastosować jedną z dwóch poprawek:

1.4.1 Niech n będzie maksymalną liczbą testów, jaką pozwalamy wykonać, aby wyznaczyć lepszego gracza. Wtedy $\delta_k = \frac{\delta}{n}$;

1.4.2 Niech δ_k spełnia nierówność $\delta \geq \sum_{k=1}^{\infty} \delta_k$. Wtedy niezależnie od liczby przeprowadzonych testów, ostateczne prawdopodobieństwo pomyłki będzie nie większe niż δ .

Wykorzystując lemat 1.13 oraz korektę 1.4.2 otrzymujemy, że dla ciągu X_1, X_2, \dots, X_t i.i.d. zmiennych losowych, takiego że $0 \leq X_i \leq 1$, z prawdopodobieństwem nie mniejszym niż $1 - \delta_k$ zachodzi

$$\epsilon_{t,k} \leq \bar{\sigma}_t \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_k)}{t}} + \frac{3 \ln(3/\delta_k)}{t}. \quad (1.2)$$

Wtedy $(\bar{X}_t - \epsilon_{t,k}, \bar{X}_t + \epsilon_{t,k})$ interpretujemy jako przedział ufności dla μ o współczynniku ufności $1 - \delta_k$.

Lemat 1.16. *Niech X_1, X_2, \dots, X_t będzie ciągiem i.i.d. zmiennych losowych, takim że $0 \leq X_i \leq 1$. Dodatkowo niech liczba rozegranych gier będzie funkcją zależną od k ($f(k) = t$) oraz niech $\delta_k = \frac{\delta}{g(k)}$, gdzie $\delta \geq \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\delta}{g(k)}$ i $\ln(g(k)) \in o(f(k))$. Wtedy $\lim_{k \rightarrow \infty} e_{f(k),k} = 0$.*

Dowód lematu 1.16 znajduje się na końcu niniejszej pracy w sekcji Dodatek 5.1.

Lemat 1.16 pozwala nam na ograniczenie liczby przeprowadzanych testów do wyznaczenia lepszego gracza oraz określa, w jaki sposób możemy przeprowadzać testy, aby nie stracić zbieżności. Wynik ten jest istotny, ponieważ podejście oparte o próbę wyznaczenia, który z graczy jest lepszy po każdej rozegranej grze prowadzi do nadmiernej liczby wykonywanych testów. Przykładowymi funkcjami, które możemy użyć w lemacie 1.16 są $f(k) = k^2, g(k) = \frac{6/\pi^2}{k^2}$. Taki dobór funkcji oznacza, że k -ty test odbywa się, gdy liczba przeprowadzonych gier wynosi k^2 .

Rozdział 2

Algorytmy racingowe

Do algorytmów wykorzystujących korekty 1.4.1 i 1.4.2 należą algorytmy racingowe. Dwoma najpopularniejszymi typami algorytmów racingowych są „Hoeffding race” [6] oraz „Empirical Bernstein race” [7]. Oparte są one odpowiednio o twierdzenie 1.10 i twierdzenie 1.13 oraz korektę 1.4.2. Mają one jednak pewną wadę — mogą one wymagać bardzo dużej liczby iteracji, a gdy poziom umiejętności porównywanych graczy jest sobie równy, wtedy z prawdopodobieństwem równym $1 - \delta$ algorytm nigdy się nie zatrzyma.

Aby rozwiązać problem związany z możliwie nieskończonym czasem trwania algorytmu, wprowadzamy algorytm Limited Racing. Założmy dodatkowy warunek, który mówi, że przerywamy działanie algorytmu, gdy empiryczna wartość oczekiwana z prawdopodobieństwem większym bądź równym $1 - \delta$ jest znana z dokładnością co do zadanego ϵ . W naszej pracy przyjmujemy $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$.

2.1 Algorytm

Limited Empirical Bernstein Race (LEBR)

Klasyczny algorytm racingowy opiera się na szeregu ϵ_t , spełniającej warunek, że zdarzenie $\mathcal{E} = \{|\bar{X}_t - \mu| \leq \epsilon_t, t \in \mathbb{N}^+\}$ występuje z prawdopodobieństwem nie mniejszym niż $1 - \delta$. Dodatkowo niech δ_k będzie dodatnim szeregiem spełniającym $\delta \geq \sum_{k=1}^{\infty} \delta_k$. Wtedy korzystając z lematu 1.13

$$\epsilon_t \leq \bar{\sigma}_t \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_t)}{t}} + \frac{3 \ln(3/\delta_t)}{t}.$$

Ponieważ δ_t sumuje się co najwyżej do δ , a $(\bar{X}_t - \epsilon_t, \bar{X}_t + \epsilon_t)$ jest przedziałem ufności dla μ o współczynniku ufności $1 - \delta_t$, oznacza to, że zdarzenie \mathcal{E} występuje z prawdopodobieństwem nie mniejszym niż $1 - \delta$. Podobny rezultat otrzymujemy stosując ϵ_t oparte o lemat 1.11, jednak zmienia się wtedy postać ϵ_t . W pracy Cauweta i Teytauda [1] algorytm opierał się o szereg $\delta_t = \frac{c\delta}{t^2}$, $c = \frac{6}{\pi^2}$. Pseudokod algorytmu, przedstawiony jako algorytm 1, opiera się na rozgrywaniu t gier i obliczeniu górnej granicy $UB = \min_{1 \leq k \leq t} (\bar{X}_k + c_k)$ oraz dolną granicę $LB = \max(0, \max_{1 \leq k \leq t} (\bar{X}_k - c_k))$. Algorytm kończy działanie, gdy różnica między UB a LB jest mniejsza niż 2ϵ . Otrzymane w ten sposób \bar{X} z prawdopodobieństwem nie mniejszym niż $1 - \delta$ jest bliskie wartości μ z dokładnością co do zadanego ϵ .

Algorytm 1: LEBR**Wprowadź:** precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ_k $LB \leftarrow 0, \quad UB \leftarrow \infty, \quad t \leftarrow 0, \quad n \leftarrow 1$ **dopóki** $UB - LB > 2\epsilon$ **wykonaj** $t \leftarrow t + 1$ Realizacja X_t $\delta_n \leftarrow \frac{6\delta}{\pi^2 n^2}$ $\epsilon_n \leftarrow \bar{\sigma}_n \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_n)}{n}} + \frac{3 \ln(3/\delta_n)}{n}$ $LB \leftarrow \max(LB, \bar{X}_n - \epsilon_n)$ $UB \leftarrow \min(UB, \bar{X}_n + \epsilon_n)$ $n \leftarrow n + 1$ **koniec dopóki****zwróć** \bar{X}_t

2.2 Improved LEBR (ILEBR)

Algorytm 1 jest oparty na korekcie 1.4.2, która zakłada możliwie nieskończoną liczbę testów. Jednak dodanie ograniczenia odnośnie pożądanej dokładności ϵ pozwala nam określić maksymalną liczbę testów n_{\max} , jaką należy wykonać, aby empiryczna wartość oczekiwana \bar{X}_t była równa teoretycznej wartości oczekiwanej μ z dokładnością co do ϵ z prawdopodobieństwem nie mniejszym niż $1 - \delta$.

Niech $\delta_k = \frac{\delta}{n_{\max}}$ gdzie n_{\max} oznacza maksymalną liczbę testów potrzebną do wyznaczenia lepszego gracza. Rozwiązując numerycznie równanie (2.1) wynikające z lematu 1.11, możemy ustalić maksymalną potrzebną liczbę testów, niezależnie od odchylenia standardowego zmiennej losowej X_i

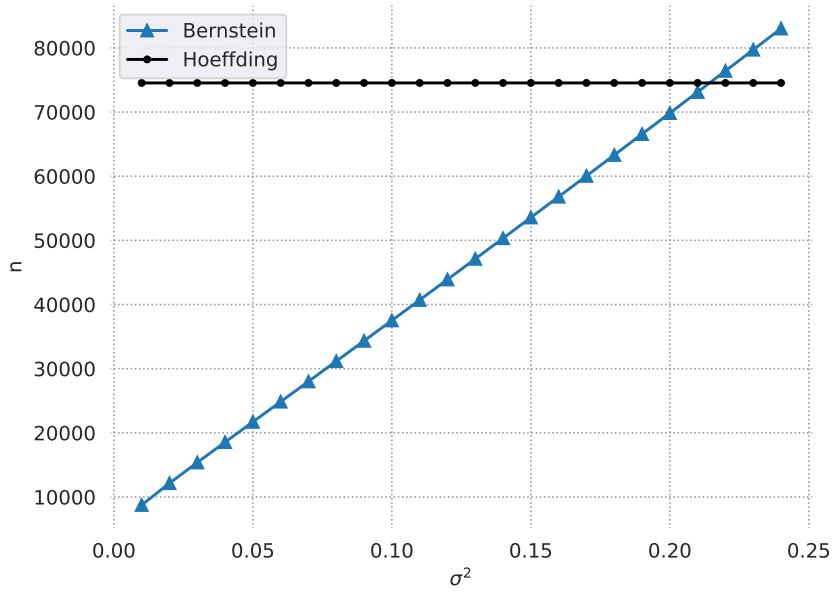
$$\epsilon \leq \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2n_{\max}}}. \quad (2.1)$$

Dla $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$ rozwiązaniem numerycznym równania (2.1) jest $n_{\max} = 74539,85$. Oznacza to, że aby z prawdopodobieństwem nie mniejszym niż $1 - 0,05$ oszacować prawdopodobieństwo wygrania gry przez pierwszego gracza z dokładnością co do $0,01$, maksymalna liczba gier, jaką należy rozegrać między dwoma graczami wynosi $n_{\max} = 74540$.

Powyższą metodę możemy również zastosować w przypadku nierówności Bernsteina. Na początku jednak musimy oszacować z góry $\bar{\sigma}_t$. Przyjmijmy, że X_i to zmienna losowa o rozkładzie zero-jedynkowym. Wtedy z faktu 1.15 maksymalna możliwa wariancja dla takiej zmiennej losowej wynosi $\sigma^2 = 0,25$. Jest to również maksymalna możliwa wartość dla naszej empirycznej wariancji. Wykorzystując $\delta_n = \frac{0,05}{n_{\max}}$, $\epsilon = 0,01$ oraz lematu 1.13 otrzymujemy

$$0,01 \leq \sqrt{\frac{\ln(\frac{3n_{\max}}{0,05})}{2n_{\max}}} + \frac{3 \ln(\frac{3n_{\max}}{0,05})}{n_{\max}}. \quad (2.2)$$

Dla $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$ rozwiązaniem numerycznym równania (2.2) jest $n_{\max} = 86329$. Jednak granice oparte o nierówność Bernsteina zależą od wariancji. Sprawdźmy jak wygląda n_{\max} w zależności od σ^2 . Z rysunku 2.1 widzimy, że algorytm oparty o nierówność Bernsteina szybciej kończy działanie w przypadku, gdy jedna z porównywanych strategii jest silnie dominująca. Co więcej, z równania (2.1) wynika, że niezależnie od liczby wykonywanych



Rysunek 2.1: Wykres maksymalnej potrzebnej liczby testów w zależności od wariancji zmiennych losowych X_i w przypadku, gdy liczba przeprowadzonych testów jest równa liczbie gier ($t = n$) dla $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$.

testów, dla $\delta_n = \frac{0,05}{74540}$ maksymalna liczba gier, po której z prawdopodobieństwem $1 - 0,05$ wiemy, że $|\bar{X}_i - \mu| \leq 0,01$ wynosi 74540.

Algorytm 2 jest modyfikacją algorytmu 1 uwzględniającą ograniczenie, na maksymalną liczbę wykonywanych testów, wynikające z analizy nierówności Bernsteina i Hoeffdinga. W szczególności został dodany warunek zatrzymania algorytmu, gdy liczba wykonanych testów przekroczy n_{\max} .

Algorytm 2: ILEBR 1

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ

$LB \leftarrow 0, \quad UB \leftarrow \infty, \quad t \leftarrow 0, \quad n \leftarrow 1$

Znajdź n_{\max} , takie że $\epsilon = \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2n_{\max}}}$

$\delta_n = \delta/n_{\max}$

dopóki $UB - LB > 2\epsilon$ lub $n \leq n_{\max}$ **wykonaj**

$t \leftarrow t + 1$

Realizacja X_t

$\epsilon_n \leftarrow \bar{\sigma}_n \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_n)}{n}} + \frac{3 \ln(3/\delta_n)}{n}$

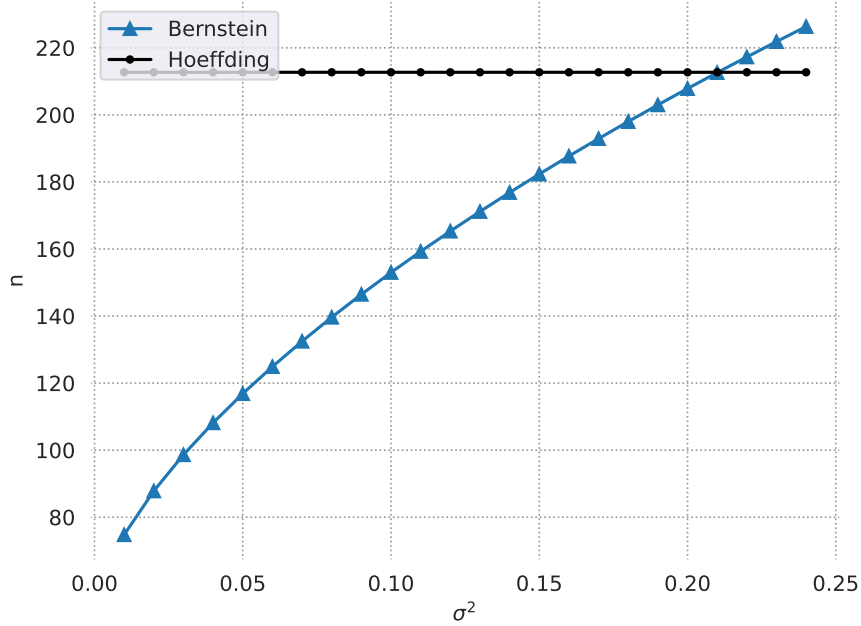
$LB \leftarrow \max(LB, \bar{X}_n - \epsilon_n)$

$UB \leftarrow \min(UB, \bar{X}_n + \epsilon_n)$

$n \leftarrow n + 1$

koniec dopóki

zwróć \bar{X}_t



Rysunek 2.2: Wykres maksymalnej potrzebnej liczby testów w zależności od wariancji zmiennych losowych X_i w przypadku, gdy liczba rozegranych gier jest równa liczbie przeprowadzonych testów do kwadratu dla $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$.

2.3 ILEBR 2

Algorytmy 1 i 2 przeprowadzały testy po każdej rozegranej grze, co skutkuje wystąpieniem bardzo dużej liczby testów. Wprowadźmy pewną zmianę do naszych algorytmów. Zamiast przeprowadzać test po każdej rozegranej grze, niech test odbywa się w momencie, gdy liczba rozegranych gier będzie równa wartości pewnej funkcji zależnej od liczby przeprowadzonych testów. Na podstawie wyników z artykułu autorstwa Heidricha Meisnera wiemy, że funkcją, która pozwoli nam na polepszenie wyników jest $t = n^2$ [5]. Aby uzyskać optymalne wyniki, przeprowadźmy tę samą procedurę, jak w przypadku wyrażeń (2.1) i (2.2), ale zamiast stosować $t = n$ w lematach 1.11 i 1.13 zastosujmy $t = n^2$.

W przypadku granicy opartej o nierówność Hoeffdinga otrzymujemy

$$0,01 \leq \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2n_{\max}^2}} \implies t_{\max} = \lceil n_{\max} \rceil^2 = \lceil 213 \rceil^2 = 45369. \quad (2.3)$$

W przypadku granicy opartej o nierówność Bernsteina otrzymujemy

$$0,01 \leq \sqrt{\frac{\ln(\frac{3n_{\max}}{0,05})}{n_{\max}^2}} + \frac{3 \ln(\frac{3n_{\max}}{0,05})}{n_{\max}^2} \implies t_{\max} = \lceil n_{\max} \rceil^2 = \lceil 230,751^2 \rceil = 53247. \quad (2.4)$$

Porównując uzyskane wartości (2.3), (2.4) z wartościami (2.1) i (2.2), widzimy, że udało się nam zmniejszyć maksymalną liczbę gier, które należy wykonać z 74540 do 45369. Wprowadźmy więc nowe poprawki do algorytmu 3.

Algorytm 3: ILEBR 2

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ

$LB \leftarrow 0, \quad UB \leftarrow \infty, \quad t \leftarrow 0, \quad n \leftarrow 1$

Znajdź n_{\max} , takie że $\epsilon = \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2n_{\max}^2}}$

$\delta_n = \delta/n_{\max}$

dopóki $UB - LB > 2\epsilon$ lub $n \leq n_{\max}$ **wykonaj**

dopóki $t \leq n^2$ **wykonaj**

$t \leftarrow t + 1$

 Realizacja X_t

koniec dopóki

$\epsilon_n \leftarrow \bar{\sigma}_n \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_n)}{n^2}} + \frac{3 \ln(3/\delta_n)}{n^2}$

$LB \leftarrow \max(LB, \bar{X}_n - \epsilon_n)$

$UB \leftarrow \min(UB, \bar{X}_n + \epsilon_n)$

$n \leftarrow n + 1$

koniec dopóki

zwróć \bar{X}_t

2.4 ILEBR*

Do tej pory wszystkie stosowane algorytmy wyznaczały nam prawdopodobieństwo wygranej pierwszego gracza. Jednak nam nie zależy na tym, aby dokładnie oszacować prawdopodobieństwo wygranej. Głównym celem algorytmów jest wyznaczenie lepszej strategii. Pozwala nam to na zaproponowanie modyfikacje algorytmu 3 o nowe warunki zatrzymania. Warunkiem tym jest zatrzymanie działania algorytmu w momencie, gdy górna bądź dolna granica przekroczy wartość 0,5.

Algorytm 4: ILEBR* 1

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ

$LB \leftarrow 0, \quad UB \leftarrow \infty, \quad t \leftarrow 1, \quad n \leftarrow 0$

Znajdź n_{\max} , takie że $\epsilon = \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2n_{\max}^2}}$

$\delta_n = \delta/n_{\max}$

dopóki $(UB - LB > 2\epsilon$ lub $n \leq n_{\max})$ i $(UB > 0,5$ lub $LB < 0,5)$ **wykonaj**

dopóki $t \leq n^2$ **wykonaj**

$t \leftarrow t + 1$

 Realizacja X_t

koniec dopóki

$\epsilon_n \leftarrow \bar{\sigma}_n \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_n)}{n^2}} + \frac{3 \ln(3/\delta_n)}{n^2}$

$LB \leftarrow \max(LB, \bar{X}_n - \epsilon_n)$

$UB \leftarrow \min(UB, \bar{X}_n + \epsilon_n)$

$n \leftarrow n + 1$

koniec dopóki

jeżeli $LB > 0,5$ **to**

zwróć p_1 lepszy

jeśli jednak $UB < 0,5$ **to**

zwróć p_2 lepszy

jeśli jednak $\bar{X}_n > 0,5$ **to**

zwróć p_1 lepszy

w przeciwnym razie

zwróć p_2 lepszy

koniec jeżeli

2.5 ILEBR* 2

Do tej pory skupialiśmy się na ograniczeniu maksymalnej liczby rozgrywanych gier. Jednak oczywiste jest, że nie ma sensu testować, który z graczy jest lepszy, gdy liczba rozegranych gier jest zbyt mała.

Zajmijmy się wyznaczeniem minimalnego t , po którym przeprowadzamy pierwszy test. Algorytm oparty na nierówności Bernsteina najszybciej wyznacza wynik, gdy wariancja naszej zmiennej losowej wynosi 0. Interesuje nas moment, od którego będziemy w stanie rozróżnić, kiedy dolna lub górna granica przekroczy 0,5. Korzystając z lematu 1.13 dla $\bar{\sigma}_t = 0$, $t = n^2$ i $n_{\max} = 213$ możemy oszacować

$$0,5 \leq \frac{3 \ln(\frac{3 \cdot 213}{0,05})}{n_{\min}^2} \implies t_{\min} = \lceil n_{\min} \rceil^2 = \lceil 7.53219 \rceil^2 = 100.$$

Oznacza to, że przy $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$ w przypadku, gdy jeden gracz zawsze wygrywa, będziemy w stanie to stwierdzić nie wcześniej niż po rozegraniu 64 gier. Na tej podstawie wyznaczmy nowe n_{\max} uwzględniając pomijanie pierwszych niepotrzebnych testów.

$$0,01 \leq \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/0,05)}{2(n_{\max} + 7)^2}} \implies t_{\max} = \lceil n_{\max} + 7 \rceil^2 = \lceil 205,289 + 7 \rceil^2 = 45369. \quad (2.5)$$

Chociaż wynik równania (2.5) nie zmniejszył maksymalnej liczby testów jakie należy wykonać, to pozwolił nam on na zmniejszenie ϵ_n . Oznacza to, że stosując odroczenie pierwszych testów, możemy dokładniej oszacować naszą górną i dolną granicę.

Algorytm 5: ILEBR* 2

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ

$LB \leftarrow 0, \quad UB \leftarrow \infty, \quad n \leftarrow 0$

Znajdź n_{\max} , takie że $\epsilon = \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2n_{\max}^2}}$

Znajdź n_{\min} , takie że $0,5 = \sqrt{\frac{\ln(2n_{\max}/\delta)}{2(n_{\min}+1)^2}}$

Realizacja pierwszych $X_1, X_2, X_{n_{\min}}$ gier

$t \leftarrow n_{\min}^2$

$\delta_n = \delta/n_{\max}$

dopóki $(UB - LB > 2\epsilon$ lub $n \leq n_{\max})$ i $(UB > 0,5$ lub $LB < 0,5)$ **wykonaj**

dopóki $t \leq (n + n_{\min})^2$ **wykonaj**

$t \leftarrow t + 1$

 Realizacja X_t

koniec dopóki

$\epsilon_n \leftarrow \bar{\sigma}_n \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_n)}{(n+n_{\min})^2}} + \frac{3 \ln(3/\delta_n)}{(n+n_{\min})^2}$

$LB \leftarrow \max(LB, \bar{X}_n - \epsilon_n)$

$UB \leftarrow \min(UB, \bar{X}_n + \epsilon_n)$

$n \leftarrow n + 1$

koniec dopóki

jeżeli $LB > 0,5$ **to**

zwróć p_1 lepszy

jeśli jednak $UB < 0,5$ **to**

zwróć p_2 lepszy

jeśli jednak $\bar{X}_n > 0,5$ **to**

zwróć p_1 lepszy

w przeciwnym razie

zwróć p_2 lepszy

koniec jeżeli

2.6 Prawdopodobieństwo popełnienia błędu

Algorytmy typu LEBR charakteryzują się odmiennym prawdopodobieństwem popełnienia błędu niż klasyczne algorytmy racingowe. Wynika to z wprowadzenia parametru ϵ .

W tej sekcji zajmujemy się określeniem tego prawdopodobieństwa w zależności od parametrów początkowych δ i ϵ w badanym problemie decyzyjnym. W tym celu proponujemy dwie hipotezy dotyczące graczy:

- H_a : Gracz pierwszy jest lepszy od gracza drugiego.
- H_b : Gracz pierwszy jest gorszy od gracza drugiego.

To oznacza, że prawdopodobieństwem popełnienia błędu w naszym przypadku jest prawdopodobieństwo uznania za lepszego gracza osoby o mniejszym prawdopodobieństwie zwycięstwa.

Oznaczmy prawdopodobieństwo pomyłki w naszych algorytmach typu LEBR jako α . Bez straty ogólności założmy, że teoretyczne prawdopodobieństwo wygrania gry przez pierwszego gracza jest większe od 0,5 ($\mu > 0,5$). Wtedy prawdopodobieństwo α możemy wyrazić za pomocą następującego wzoru

$$\alpha = 1 - \mathbb{P}_\mu(\bar{X}_{f(n_{\max})} > 0,5) \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_\mu(\bar{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5), \quad (2.6)$$

gdzie:

- α : Prawdopodobieństwo popełnienia błędu.
- $f(k)$: Funkcja rozmiaru próby, zależna od liczby przeprowadzonych testów.
- $\epsilon_k = \bar{\sigma}_k \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_k)}{f(k)}} + \frac{3 \ln(3/\delta_k)}{f(k)}$: Zależny od testowanego algorytmu.
- n_{\max} : Zależny od przyjętych parametrów ϵ i δ .

Dowód wyrażenia (2.6) znajduje się na końcu niniejszej pracy w **Dodatku 5.2**.

Wyrażenie (2.6) pozwala nam określić teoretyczne prawdopodobieństwo wystąpienia błędu dla algorytmów typu LEBR. Niestety, wzór ten nie umożliwia nam na łatwe wyznaczenie takiej wartości parametru δ , aby prawdopodobieństwo błędu było mniejsze niż żądane α . Aby uzyskać metodę wyznaczania takiej δ dla zadanego parametru początkowego ϵ , ograniczmy z góry prawdopodobieństwo błędu α wynikające z równania (2.6).

$$\alpha \leq 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_\mu(\bar{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5) + \mathbb{P}_\mu(\bar{X}_{f(n_{\max})} \leq 0,5). \quad (2.7)$$

Wyrażenie (2.7) możemy zapisać przy pomocy dwóch składników. Pierwszym z nich jest

$$\alpha_1 = \mathbb{P}_\mu(\bar{X}_{f(n_{\max})} \leq 0,5). \quad (2.8)$$

Oraz drugi składnik

$$\alpha_2 = 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_\mu(\bar{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5). \quad (2.9)$$

Zakładając, że X_i jest zmienną losową z rozkładu zero-jedynkowego, możemy stwierdzić, że $Y_n = \sum_{i=1}^n X_i$ jest zmienną losową o rozkładzie dwumianowym. To pozwala nam zapisać równania (2.8) i (2.9) w następujący sposób:

$$\alpha_1 = \mathbb{P}_\mu \left(Y_{f(n_{\max})} \leq \frac{f(n_{\max})}{2} \right), \quad (2.10)$$

$$\alpha_2 = 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_\mu \left(Y_{f(n_{\max})} > \frac{f(k)}{2} - \bar{\sigma}_{f(k)} \sqrt{2 \ln(3/\delta_k) f(k)} - 3 \ln(3/\delta_k) \right). \quad (2.11)$$

Analizując rysunek 2.3 oraz wyrażenie (2.11) możemy zauważyć, że maksymalne α_2 jest osiągalne dla $\mu = 0,5$, zatem

$$\alpha_2 \leq 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_{0,5} \left(Y_{f(n_{\max})} > \frac{f(k)}{2} - \sqrt{\frac{\ln(3/\delta_k) f(k)}{2}} - 3 \ln(3/\delta_k) \right). \quad (2.12)$$

Nierówność (2.12) możemy jeszcze bardziej ograniczyć ze względu na fakt, że $\delta \in (0, 1]$. Analizując rysunek 2.3 i nierówność (2.12), możemy zauważyć, że wartość prawdopodobieństwa α_2 rośnie wraz ze wzrostem parametru δ . Oznacza to, że możemy zwiększyć nasze ograniczenie, zastępując $\delta_n = \delta/n_{\max}$ samym $1/n_{\max}$.

$$\alpha_2 \leq 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} P_{0,5} \left(Y_{f(n_{\max})} > \frac{f(k)}{2} - \sqrt{\frac{\ln(3n_{\max}) f(k)}{2}} - 3 \ln(3n_{\max}) \right). \quad (2.13)$$

Wynik uzyskany z nierówności (2.13) jest szczególnie istotny, ponieważ ograniczenie to zależy jawnie tylko od parametru n_{\max} .

W celach uproszczenia zapisy wprowadźmy nową funkcję $F'_\mu(n_{\max})$

$$F'_{\alpha_1}(n_{\max}) = P_\mu \left(Y_{f(n_{\max})} \leq \frac{f(n_{\max})}{2} \right), \quad (2.14)$$

$$F'_{\alpha_2}(n_{\max}) = 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} P_{0,5} \left(Y_{f(k)} > \frac{f(k)}{2} - \sqrt{\frac{\ln(3n_{\max}) f(k)}{2}} - 3 \ln(3n_{\max}) \right), \quad (2.15)$$

$$F'_\mu(n_{\max}) = F'_{\alpha_1}(n_{\max}) + F'_{\alpha_2}(n_{\max}). \quad (2.16)$$

Łącząc wyniki uzyskane z (2.7) i (2.16) otrzymujemy, że dla $\mu > 0,5$

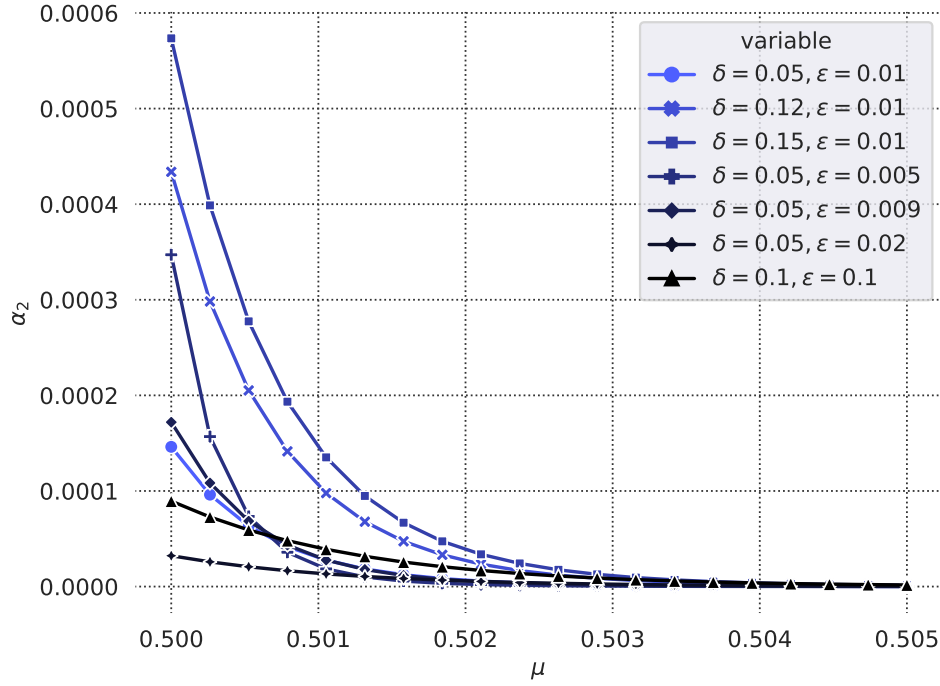
$$F'_\mu(n_{\max}) \geq \alpha. \quad (2.17)$$

Ze względu na symetrię rozważanego problemu, nierówność (2.17) możemy zapisać dla dowolnego μ w następujący sposób

$$F_\mu(n_{\max}) = \begin{cases} F'_{1-\mu}(n_{\max}), & \text{dla } \mu \leq 0,5, \\ F'_\mu(n_{\max}), & \text{dla } \mu > 0,5. \end{cases} \quad (2.18)$$

Funkcja (2.18) pozwala nam na określenie prawdopodobieństwa popełnienia błędu dla algorytmów typu LEBR. Ponadto, przy zadanej wartości początkowej parametru ϵ możemy dobrać wartość δ tak, aby nierówność $F_\mu(n_{\max}) \geq \alpha$ była spełniona. Takie δ możemy wyznaczyć poprzez znalezienie rozwiązania układu równań

$$\begin{cases} n_{\max} = \min \{ n \in \mathbb{N}^+ : F_\mu(n) < \alpha \}, \\ \delta = \frac{2n_{\max}}{\exp(2\epsilon^2 f(n_{\max}))}. \end{cases} \quad (2.19)$$



Rysunek 2.3: Wykres wartości prawdopodobieństwa α_2 w zależności od μ , δ i ϵ dla algorytmu ILEBR*.

Dowód wyrażenia (2.19) znajduje się na końcu niniejszej pracy w Dodatku 5.3.

W ramach sprawdzenia wyznaczmy prawdopodobieństwo wyznaczenia złego gracza dla Algorytmu ILEBR* i parametrów początkowych $\mu = 0,497$, $\delta = 0,05$, $\epsilon = 0,01$. Wtedy:

$$n_{\max} = 213, \quad \epsilon_n = \bar{\sigma}_n \sqrt{\frac{2 \ln(3/\delta_n)}{n^2}} + \frac{3 \ln(3/\delta_n)}{n^2}, \quad f(n) = n^2, \quad \delta_n = \frac{\delta}{n_{\max}}. \quad (2.20)$$

Podstawiając (2.20) do (2.18) otrzymujemy, że

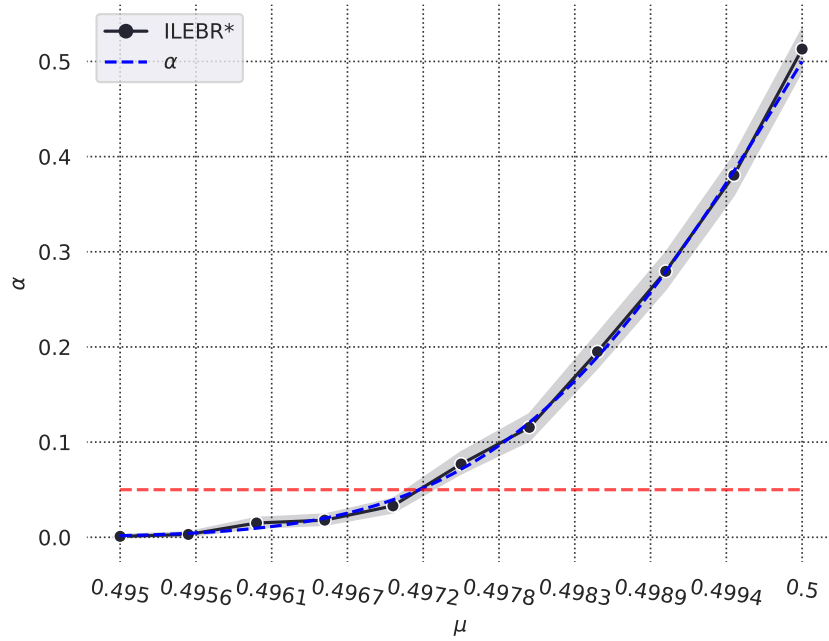
$$F_{0,497}(213) \approx 0,10083 \geq \alpha \quad \text{☑} \quad (2.21)$$

Wynik (2.21) zgadza się z wynikami symulacji dla algorytmu ILEBR* przedstawionymi na rysunku 2.5. Co więcej, możemy również wyznaczyć wartość parametru δ tak, aby $F_{0,497}(n_{\max}) \leq 0,05$. Aby to osiągnąć, znajdziemy n_{\max} i δ spełniające zależność (2.19) przy ustalonym $\epsilon = 0,01$ i $\alpha = 0,05$. Rozwiązaniem tego problemu przy zadanych parametrach początkowych jest $n_{\max} = 293$, $\delta = 2,047143 \cdot 10^{-5}$. Rysunek 2.4 przedstawia zgodność symulacji z naszymi teoretycznymi rozważaniami.

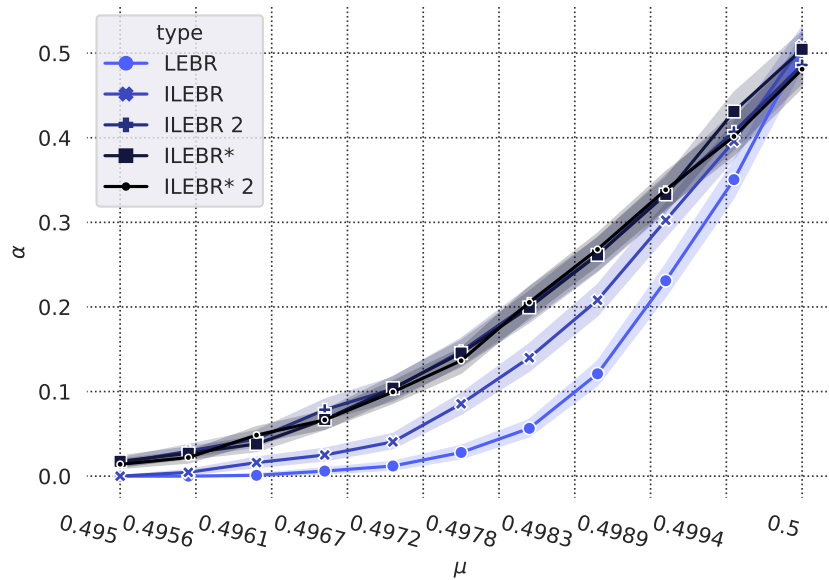
Patrząc na rysunek 2.5 widzimy, że wszystkie testy charakteryzują się niskim prawdopodobieństwem popełnienia błędu i sprawdzają się dobrze, dopóki prawdopodobieństwo wygranej jednego z graczy nie przekroczy 0,495 przy zadanych wartościach parametrach początkowych. Obszary ściemnione oznaczają przedziały ufności o współczynniku ufności 95%.

Porównując ze sobą wyniki przedstawione na rysunkach 2.5 i 2.6 możemy zauważyć, że algorytm ILEBR charakteryzuje się najniższym prawdopodobieństwem popełnienia błędu wśród badanych metod. Jednak by osiągnąć taki rezultat, algorytm ten wymaga użycia większej liczby gier, niż pozostałe testowane metody.

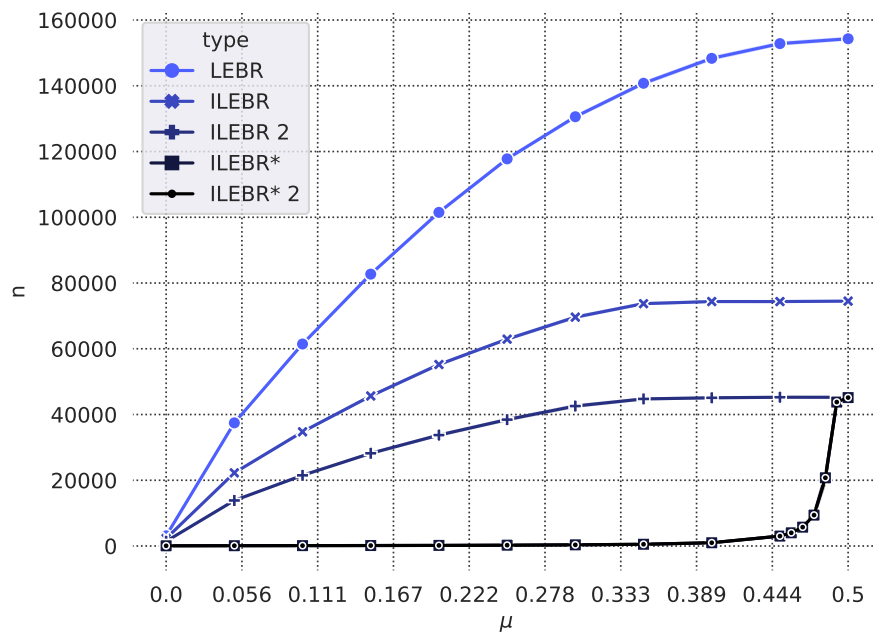
Test statystyczny oparty o algorytm ILEBR ma większe prawdopodobieństwo popełnienia błędu, ale pozwala nam na prawie dwukrotnie zmniejszenie liczby wymaganych gier.



Rysunek 2.4: Wykres wartości prawdopodobieństwa α w zależności od μ dla $\epsilon = 0,01$, $\delta = 2.047143 \cdot 10^{-5}$ i algorytmu ILEBR*.




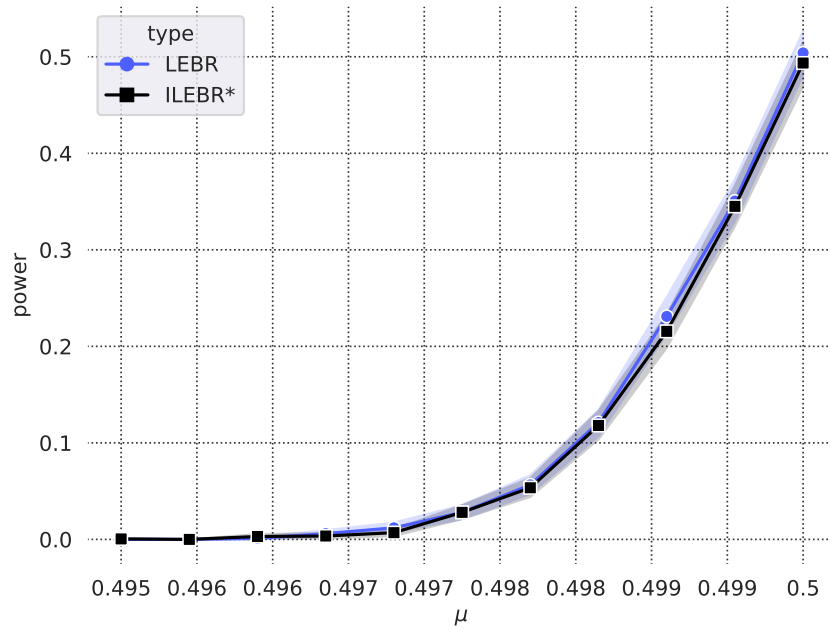
Rysunek 2.5: Wykres wartości prawdopodobieństwa α dla porównywanych algorytmów, w zależności od μ dla $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$.



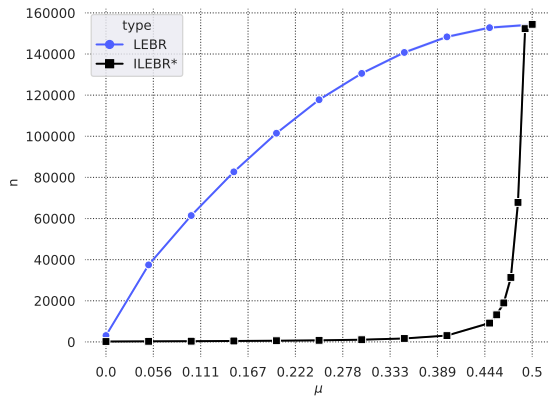
Rysunek 2.6: Wykres średniej liczby gier potrzebnych do rozegrania w zależności od wartości oczekiwanej zmiennych losowych X_i dla $\epsilon = 0,01$ i $\delta = 0,05$. Na wykresie widoczne są 4 krzywe, ponieważ wyniki dla algorytmów ILEBR* i ILEBR* 2 pokrywają się ze sobą.

Dodatkowo widzimy, że algorytmy ILEBR 2, ILEBR* i ILEBR* 2 cechują się takim samym prawdopodobieństwem pomyłki, jednak wersje algorytmów oznaczone (*) pozwalają nam na ograniczenie liczby gier potrzebnej do rozegrania, aby test mógł wyznaczyć lepszego gracza. W poniższej pracy będziemy stosować algorytm ILEBR* 2, ponieważ pozwoli on nam na znaczne zmniejszenie liczby porównań, jakie będziemy przeprowadzać w celu wyznaczenia lepszego gracza.

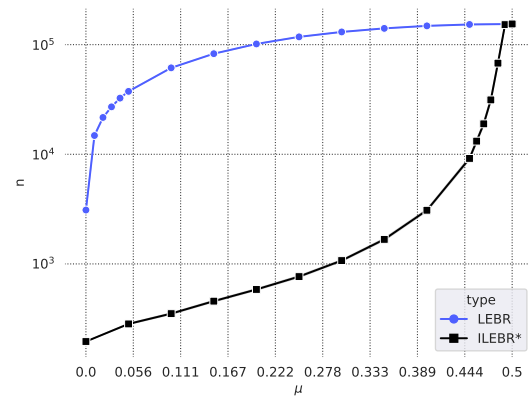
Jeśli jednak stanowi dla nas problem, że algorytmy oznaczone (*) charakteryzują się większym prawdopodobieństwem popełnienia błędu w porównaniu do algorytmu LEBR przy takich samych parametrach początkowych, to możemy łatwo osiągnąć takie samo prawdopodobieństwo, wystarczy, aby n_{\max} w obu tych algorytmach były sobie równe. Analizując rysunek 2.7  zimy, że przy zachowaniu tego samego prawdopodobieństwa pomyłki, algorytm ILEBR* jest znacznie szybszy niż jego oryginalny odpowiednik. W naszym przypadku algorytm ILEBR* z parametrami początkowymi $\epsilon = 0,01$, $\delta = 3,02101484 \cdot 10^{-11}$ zachowuje takie samo prawdopodobieństwo popełnienia błędu jak algorytm LEBR z parametrami początkowymi $\epsilon = 0,01$, $\delta = 0,05$.



(a) Wykres prawdopodobieństwa pomyłki w zależności od μ dla $\epsilon = 0,01$.



(b) Wykres średniej liczby gier potrzebnej do rozegrania w zależności od μ dla $\epsilon = 0,01$.



(c) Wykres średniej liczby gier potrzebnej do rozegrania w zależności od μ dla $\epsilon = 0,01$ w skali logarytmicznej.

Rysunek 2.7: Porównanie algorytmów LEBR oraz ILEBR* w przypadku, gdy średnie n_{\max} są sobie równe.

Rozdział 3

Algorytmy wyznaczania optymalnej strategii

Wszystkie algorytmy przedstawione w tym rozdziale są algorytmami genetycznymi [4]. Algorytm genetyczny to sposób tworzenia nowych rozwiązań dla danego problemu poprzez iteracyjne stosowanie procesu ewolucyjnego. W tym procesie tworzone są nowe rozwiązania, ocenia się ich jakość i wybierane najlepsze z nich, aby stworzyć kolejną generację rozwiązań. Ten proces powtarza się, aż zostanie znalezione rozwiązanie spełniające określone kryteria. Algorytm generacyjny może być używany do rozwiązywania różnych rodzajów problemów, takich jak optymalizacja, uczenie maszynowe, tworzenie sztucznej inteligencji i wiele innych. Algorytmy ewolucyjne są często interpretowane jako odwzorowanie procesu ewolucyjnego w naturze, ze względu na swoje upodobnienie do procesu selekcji naturalnej, w którym najlepsze jednostki są wybierane do reprodukcji i tworzenia nowych pokoleń.

Ogólnie rzecz biorąc, algorytm generacyjny składa się z kilku kluczowych kroków:

- Inicjalizacja: Tworzenie początkowego zbioru rozwiązań dla danego problemu.
- Ocena: Ocena jakości każdego z rozwiązań za pomocą odpowiedniej funkcji wypłaty lub innych miar.
- Selekcja: Wybieranie najlepszych rozwiązań do następnej generacji.
- Krzyżowanie: Łączenie najlepszych rozwiązań z poprzedniej generacji, aby stworzyć nowe rozwiązania dla następnej generacji.
- Mutacja: Losowa zmiana jednego lub więcej elementów w nowych rozwiązaniach, aby zapewnić różnorodność w następnej generacji.
- Powtarzanie: Powtarzanie kroków 2-5, aż zostanie znalezione rozwiązanie spełniające określone kryteria jakości lub osiągnięty zostanie maksymalny poziom iteracji.

Proces znajdowania potencjalnych rozwiązań polega na przeszukiwaniu przestrzeni wszystkich możliwych rozwiązań i wybieraniu tych, które dają najlepsze wyniki. W rzeczywistości jednak często nie mamy fizycznej możliwości sprawdzenia wszystkich możliwych rozwiązań lub ich sprawdzenie jest zbyt czasochłonne bądź kosztowne. Dlatego w algorytmach ewolucyjnych często wykorzystuje się techniki probabilistyczne, które pomagają wybierać, tworzyć i wyszukiwać kolejne rozwiązania.

W niniejszej pracy zaprezentujemy 4 algorytmy, których celem jest znalezienie optymalnej strategii. Trzy pierwsze algorytmy zostały opisane na podstawie pracy [1]. Czwartym

algorytmem jest zaproponowana w niniejszej pracy metoda, jest ona bardzo podobna do algorytmu 8, jednak oparta jest o odmienny sposób rozgrywania gier między graczami. Opis tego algorytmu zostanie przedstawiony w dalszej części pracy.

3.1 Algorytm iteracyjny

Pierwszym algorytmem, który zostanie przedstawiony, jest algorytm iteracyjny. Jest to metoda bardzo intuicyjna, opierająca się na stopniowym zwiększaniu skuteczności strategii graczy poprzez porównywanie ich wyników. Gdy znajdziemy strategię, która daje lepsze wyniki niż ta poprzednia, staje się ona nowym punktem odniesienia. Na jej podstawie algorytm będzie kontynuować proces optymalizacji wyników graczy. Nowa strategia jest akceptowana, jeśli wygrywa ona z prawdopodobieństwem większym niż 50% w porównaniu do poprzedniej strategii. Algorytm 6 jest przykładem algorytmu ewolucyjnego typu (1+1) [3].

Algorytm 6: Algorytm iteracyjny

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ , losowy przeciwnik x

$\sigma \leftarrow 1$

dopóki (kryterium zakończenia nie jest spełnione) **wykonaj**

dla każdego $i = 1$ do długości x **wykonaj**

$x'_i \leftarrow x_i + \sigma \mathcal{N}(0,1)$

koniec dla każdego

dopóki ILEBR* 2 trawa **wykonaj**

 rozegraj grę pomiędzy x' i x

koniec dopóki

jeżeli x' lepszy niż x **to**

$x \leftarrow x'$

$\sigma \leftarrow 1,25\sigma$

w przeciwnym razie

$\sigma \leftarrow 0,84\sigma$

koniec jeżeli

koniec dopóki

zwróć przybliżoną strategię optymalną x

3.2 Algorytm koewolucyjny

Kolejnym algorytmem ewolucyjnym, którego będziemy używać, jest algorytm koewolucyjny. W przypadku tej metody nowy punkt odniesienia jest wybierany w momencie, gdy nowo znaleziona strategia okazuje się lepsza niż wszystkie dotychczas wybrane. Pseudokod algorytmu koewolucyjnego został przedstawiony jako algorytm 7.

3.3 Algorytm przybliżonej koewolucji 1

W przypadku dwóch poprzednich algorytmów nowe rozwiązanie jest tworzone na podstawie poprzednio znalezionej strategii. Możemy jednak zastosować tak zwane „podejście Paryskie” [2]. W tym podejściu, zamiast porównywać nowo uzyskaną strategię z każdą poprzednio przyjętą, porównujemy ją tylko z jedną losowo wybraną strategią z populacji. Pseudokod algorytmu koewolucyjnego został przedstawiony jako algorytm 8.

Algorytm 7: Algorytm koewolucyjny

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ , random opponent x $\sigma \leftarrow 1$ $P \leftarrow \{x\}$ **dopóki** (kryterium zakończenia nie jest spełnione) **wykonaj** **dla każdego** $i = 1$ do długości x **wykonaj** $x'_i \leftarrow x_i + \sigma \mathcal{N}(0,1)$ **koniec dla każdego** **dla każdego** $i = 1$ do długości P **wykonaj** **dopóki** ILEBR* 2 trawa **wykonaj** rozegraj grę pomiędzy x' i P_i **koniec dopóki** **koniec dla każdego** **jeżeli** x' lepszy niż wszystkie punkty z P **to** $x \leftarrow x'$ $P \leftarrow \{P, x'\}$ $\sigma \leftarrow 1,25\sigma$ **w przeciwnym razie** $\sigma \leftarrow 0,84\sigma$ **koniec jeżeli****koniec dopóki****zwróć**

Algorytm 8: Przybliżona koewolucja 1

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ , losowy przeciwnik x $\sigma \leftarrow 1$ $P \leftarrow \{x\}$ **dopóki** (kryterium zakończenia nie jest spełnione) **wykonaj** **dla każdego** $i = 1$ do długości x **wykonaj** $x'_i \leftarrow x_i + \sigma \mathcal{N}(0,1)$ **koniec dla każdego** $k \leftarrow$ liczba naturalna z przedziału od 1 do długości P **dopóki** ILEBR* 2 trawa **wykonaj** rozegraj grę pomiędzy x' i P_k **koniec dopóki** **jeżeli** x' lepszy **to** $x \leftarrow x'$ $P \leftarrow \{P, x'\}$ $\sigma \leftarrow 1,25\sigma$ **w przeciwnym razie** $\sigma \leftarrow 0,84\sigma$ **koniec jeżeli****koniec dopóki****zwróć**

3.4 Algorytm przybliżonej koewolucji 2

Ostatnim algorytmem, którym się zajmiemy, jest algorytm koewolucyjny. Tym razem, zamiast porównywać naszą strategię z jedną losowo wybraną strategią z populacji, tak jak to robiliśmy w przypadku algorytmu 8, nasza strategia będzie testowana przeciwko losowo wybranemu przeciwnikowi. Pseudokod algorytmu koewolucyjnego został przedstawiony jako algorytm 9.

Algorytm 9: Przybliżona koewolucja 2

Wprowadź: precyzja ϵ , prawdopodobieństwo δ , losowy przeciwnik x

$\sigma \leftarrow 1$

$P \leftarrow \{x\}$

dopóki (kryterium zakończenia nie jest spełnione) **wykonaj**

dla każdego $i = 1$ do długości x **wykonaj**

$x'_i \leftarrow x_i + \sigma \mathcal{N}(0, 1)$

koniec dla każdego

dopóki ILEBR* 2 trawa **wykonaj**

 rozegraj grę pomiędzy x' i losową strategią z P

koniec dopóki

jeżeli x' lepszy **to**

$x \leftarrow x'$

$P \leftarrow \{P, x'\}$

$\sigma \leftarrow 1,25\sigma$

w przeciwnym razie

$\sigma \leftarrow 0,84\sigma$

koniec jeżeli

koniec dopóki

zwróć przybliżoną strategię optymalną x

Rozdział 4

Gry

Aby sprawdzić poprawność działania powyższych algorytmów przetestujemy je na podstawie dwóch gier. Pierwszą z nich będzie popularna gra karciana zwana Wojną. Drugą grą, w której będziemy szukać optymalnej strategii, będzie gra o nazwie Rrrats. Przedstawmy najpierw zasady obowiązujące w obu tych grach.

4.1 Gra w wojnę

Wojna to prosta gra karciana, w której uczestnicy grają przeciwko sobie i używają talii standardowych kart do gry. Celem gry jest zdobycie wszystkich kart od przeciwnika.

Zasady gry są następujące:

- Gracze rozdają po 26 kart, tak aby każdy miał swoje ukryte „magazyny”.
- Następnie jedna karta jest odkrywana z każdego magazynu i porównywana ze sobą. Gracz, który ma kartę o wyższej wartości, zabiera obie karty i dokłada je na koniec swojego magazynu. Jeśli karty są takie same, gracze rozgrywają „wojnę”.
- Przy wojnie, obaj gracze wykładają z magazynów najpierw jedną kartę rewersem do góry, a następnie odkrywają kolejną kartę rewersem do dołu. Ten gracz, który ma kartę o wyższej wartości, zabiera wszystkie karty i dokłada je do swojego magazynu. Jeśli karty są takie same, proces powtarza się, aż do momentu, gdy jeden z graczy wygra.
- Gra kończy się w momencie, gdy któryś z graczy wygra wszystkie karty.

Same zasady gry nie definiują jednak tego, w jaki sposób karty na koniec naszego „magazynu” mogą zostać umieszczane.

Wprowadźmy 3 parametry, nazwijmy je odpowiednio A, B, C . Będziemy używać ich do wyznaczania nieujemnych parametrów $\alpha = \exp(A)$, $\beta = \exp(B)$, $\gamma = \exp(C)$. Po wygranej turze umieścimy k zdobytych kart na końcu naszego „magazynu” w następujący sposób:

- karty w kolejności malejącej z prawdopodobieństwem równym $\alpha/(\alpha + \beta + \gamma)$
- karty w kolejności rosnącej z prawdopodobieństwem równym $\beta/(\alpha + \beta + \gamma)$
- karty w kolejności losowej z prawdopodobieństwem równym $\gamma/(\alpha + \beta + \gamma)$



4.2 Rrrrats!

Rrrrats jest prostą grą kościaną typu ekstensywnego, a jej celem jest zdobycie przez gracza jak największej liczby punktów. W każdej swojej turze gracz rzuca dwiema kostkami, aż do momentu, gdy zostanie spełniony warunek stopu, bądź sam uzna, że nie chce już kontynuować. Gra kończy się w momencie, gdy z głównego stosu znikną wszystkie 31 żetonów. W grze używa się specjalnych kostek, których prawdopodobieństwo uzyskania wartości 0, 1, 2 wynosi odpowiednio $\frac{3}{6}$, $\frac{2}{6}$, $\frac{1}{6}$.

Zasady gry są następujące:

- Gracz w swojej turze może rzucić dwoma kostkami dowolną liczbę razy
- Gracz wykonuje następujące akcje w zależności od uzyskanego wyniku:
 - a) Jeśli na kostce wypadło 1, gracz bierze do „ręki” żeton ze stosu głównego.
 - b) Jeśli wypadło 2, gracz kradnie punkt przeciwnikowi i bierze go do swojej „ręki”. Jeśli to niemożliwe gracz bierze punkt ze stosu głównego.
 - c) Jeśli wypadło 0, nic się nie dzieje.
 - d) Jeśli na obu kostkach wypadło 0, gracz kończy swoją turę i odkłada wszystkie punkty, jakie ma w „ręce”.

Przykład: Jeśli na kostkach wypadnie 0 i 1 gracz pobiera 1 punkt ze stosu głównego. Jeśli na kostkach wypadnie 1 i 1 gracz pobiera 2 punkty ze stosu głównego. Jeśli na kostkach wypadnie 1 i 2 gracz pobiera 1 punkt ze stosu głównego i kradnie 1 punkt przeciwnikowi.

- Po każdym rzucie gracz decyduje się na to, czy grać dalej, czy zakończyć swoją turę.
- Jeśli gracz ma więcej niż 4 punkty w „ręce” tura gracza automatycznie się kończy, a uzyskaną nadwyżkę odkłada się do stosu głównego.
- Jeśli tura dobiegła końca, to gracz przenosi wszystkie punkty uzyskane na „ręce” do swojej puli punktów osobistych.
- Gra kończy się w momencie, gdy liczba punktów na głównym stosie wyniesie 0.

W tym przypadku strategia, której będziemy szukać będzie oparta o 6 parametrów $A_1, A_2, B_1, B_2, C_1, C_2$. Przy ich pomocy wyznaczymy kolejne 6 współczynników $\alpha_1 = \exp(A_1), \alpha_2 = \exp(A_2), \beta_1 = \exp(B_1), \beta_2 = \exp(B_2), \gamma_1 = \exp(C_1), \gamma_2 = \exp(C_2)$. Naszym celem jest wyznaczenie prawdopodobieństwa zdecydowania się na dalszy rzut kośćmi w zależności od liczby punktów posiadanych na „ręce”. Wprowadźmy zmienną losową $Y|K = k, k = \{1, 2, 3\}$. Posłuży ona nam do wyznaczenia prawdopodobieństwa, czy gracz decyduje się na dalszy rzut kośćmi ($Y = 1$) w zależności od liczby posiadanych punktów na „ręce”. Prawdopodobieństwa wprowadzonej zmiennej losowej określamy w następujący sposób:

$$\mathbb{P}(Y = 1|K = 1) = \alpha_1/(\alpha_1 + \alpha_2),$$

$$\mathbb{P}(Y = 1|K = 2) = \beta_1/(\beta_1 + \beta_2),$$

$$\mathbb{P}(Y = 1|K = 3) = \gamma_1/(\gamma_1 + \gamma_2).$$

Rozdział 5

Wyniki działania algorytmów dla gier

Do prezentacji wyników działania zaproponowanych algorytmów wykorzystamy dwie tabele. Pierwsza z nich będzie przedstawiać prawdopodobieństwo wygranej strategii osiągniętej za pomocą naszych algorytmów w porównaniu z losową strategią początkową. Druga tabela natomiast przedstawia prawdopodobieństwo wygranej pomiędzy strategiami uzyskanymi przez odpowiednie algorytmami.

Wyniki dla gry Wojna

Wyniki prezentowane w tabeli 5.1 oraz rysunku 5.1 pokazują, że każdy z naszych algorytmów zdołał znaleźć strategię dającą lepszy wynik niż losowa strategia początkowa. Spoglądając na tabele 5.2 widzimy, że prawdopodobieństwa wygranej dla naszych algorytmów są sobie równe, co wynika z faktu, że dla gry w Wojnę zastosowane algorytmy znalazły identyczne zwycięskie strategie. Co więcej, wyznaczona strategia może być łatwo zinterpretowana przez człowieka. W grze Wojna istnieje optymalna strategia prosta, polegająca na układaniu kart zawsze od największej do najmniejszej. Ta strategia ma 70% szans na wygraną przeciwko strategii układania kart losowo oraz 54% szans na wygraną przeciwko strategii układania kart malejąco. Oznacza to, że najbardziej powszechną strategią w tej grze, jest zarazem strategia silnie przegrywająca.

Wyniki dla gry Rrrats

Wyniki prezentowane w tabeli 5.3 oraz rysunku 5.2 pokazują, że każdy z naszych algorytmów zdołał znaleźć strategię dającą lepszy wynik niż losowa strategia początkowa. Spoglądając na tabele 5.4 widzimy, że najlepszą strategię znalazł algorytm przybliżonej koewolucji 1. Co więcej, wyznaczona strategia może być łatwo zinterpretowana przez człowieka. W grze Rrrats istnieje optymalna strategia mieszana. Strategią tą jest kończenie tury gracza z prawdopodobieństwem równym 64% jeśli gracz uzyskał 3 punkty na „ręce”.

Tabela 5.1: Rezultaty uzyskanych strategii przeciwko losowej strategii początkowej dla gry Wojna.

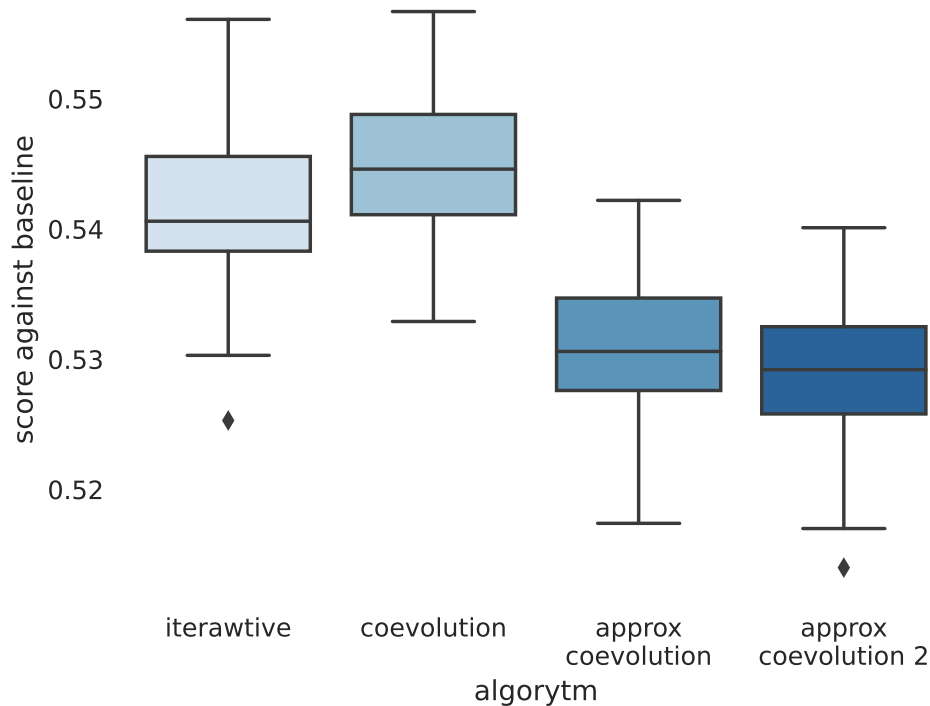
	iterawtive	coevolution	approx coevolution	approx coevolution 2
mean	0,541617	0,545225	0,530655	0,528750
std	0,005623	0,005158	0,004900	0,005244
min	0,525300	0,532900	0,517400	0,514000
25%	0,538300	0,541100	0,527600	0,525800
50%	0,540600	0,544600	0,530600	0,529200
75%	0,545575	0,548800	0,534700	0,532500
max	0,556100	0,556700	0,542200	0,540100

Źródło: opracowanie własne

Tabela 5.2: Porównanie prawdopodobieństwa wygranej między strategiami uzyskanymi przez badane algorytmy dla gry Wojna. Wartość po „±” jest odchyleniem standardowym.

	iterative	real coevol	approx coevol	approx coevol 2
iterative	0,501 ± 0,005	0,502 ± 0,006	0,498 ± 0,003	0,502 ± 0,005
real coevol	0,501 ± 0,005	0,498 ± 0,007	0,500 ± 0,004	0,498 ± 0,005
approx coevol 1	0,502 ± 0,003	0,498 ± 0,005	0,498 ± 0,006	0,498 ± 0,005
approx coevol 2	0,498 ± 0,008	0,500 ± 0,004	0,495 ± 0,004	0,498 ± 0,004

Źródło: opracowanie własne



Rysunek 5.1: Wykresy pudełkowe przedstawiające rezultaty uzyskanych strategii przeciwko strategii początkowej dla gry Wojna.

Tabela 5.3: Rezultaty uzyskanych strategii przeciwko losowej strategii początkowej dla gry Rrrats.

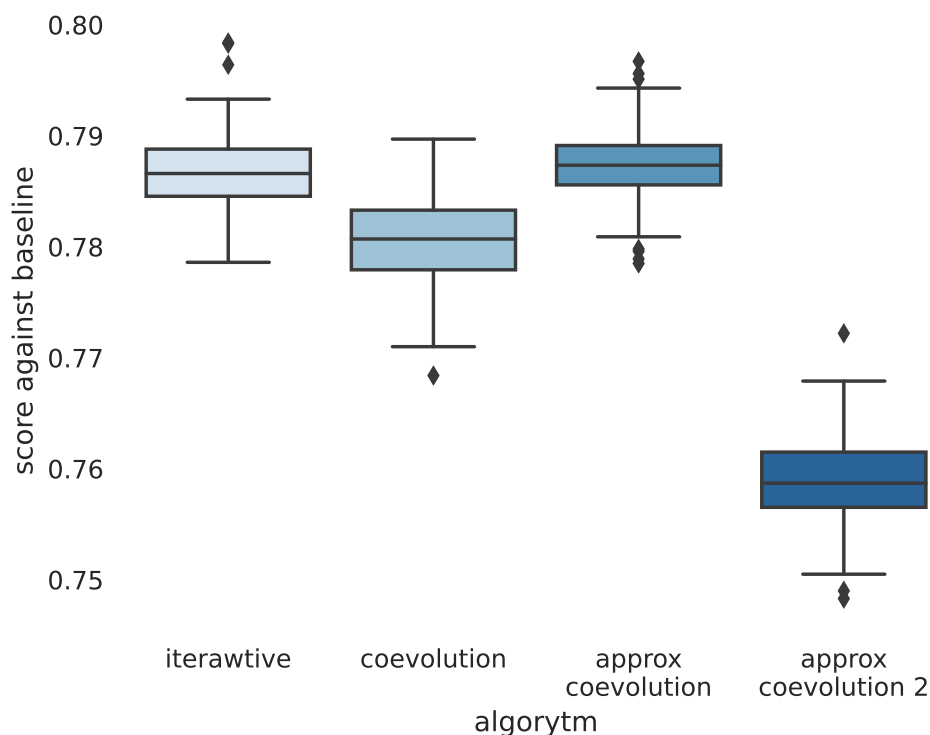
	iterawtive	coevolution	approx coevolution	approx coevolution 2
mean	0,786629	0,780805	0,787310	0,759073
std	0,003581	0,004265	0,003586	0,004170
min	0,778600	0,768400	0,778500	0,748300
25%	0,784550	0,777925	0,785575	0,756525
50%	0,786600	0,780700	0,787350	0,758700
75%	0,788800	0,783300	0,789125	0,761500
max	0,798400	0,789700	0,796700	0,772200

Źródło: opracowanie własne

Tabela 5.4: Rezultaty uzyskanych strategii przeciwko losowej strategii początkowej dla gry Rrrats. Wartość po „ \pm ” jest odchyleniem standardowym.

	iterative	real coevol	approx coevol	approx coevol 2
iterative	0,519 \pm 0,005	0,525 \pm 0,005	0,518 \pm 0,006	0,564 \pm 0,004
real coevol	0,508 \pm 0,005	0,515 \pm 0,005	0,509 \pm 0,005	0,555 \pm 0,005
approx coevol 1	0,519 \pm 0,005	0,525 \pm 0,005	0,519 \pm 0,005	0,565 \pm 0,006
approx coevol 2	0,456 \pm 0,005	0,464 \pm 0,005	0,457 \pm 0,005	0,507 \pm 0,005

Źródło: opracowanie własne



Rysunek 5.2: Wykresy pudełkowe przedstawiające rezultaty uzyskanych strategii przeciwko losowej strategii początkowej dla gry Rrrats.

Podsumowanie

W pracy skupiliśmy się na analizie algorytmów typu LEBR, których głównym zadaniem jest szacowanie prawdopodobieństwa wygranej graczy. W celu ulepszenia ich działania zaproponowaliśmy nowe algorytmy nazwane ILEBR. Poprzez analizę nierówności Hoffdinga i empirycznej nierówności Bernsteina, określiliśmy maksymalną liczbę testów potrzebnych do zakończenia działania algorytmów typu ILEBR oraz wyznaczyliśmy wzór na prawdopodobieństwo popełnienia błędu dla badanych algorytmów. Ponadto opracowaliśmy metodę doboru parametrów początkowych, która pozwala ograniczyć ostateczny błąd do poziomu nieprzekraczającego żądanego prawdopodobieństwa α . Wszystkie nasze teoretyczne rozważania zostały potwierdzone przez symulacje komputerowe.

Dodatkowo zastosowaliśmy te metody do algorytmów genetycznych oraz zaproponowaliśmy nowy algorytm generacyjny. Przy ich pomocy udało nam się symulacyjnie wyznaczyć optymalną strategię w testowanych dwuosobowych grach częściowo obserwowalnych.

Dodatek

5.1 Dowód lematu 1.16

Dowód. Niech X_1, X_2, \dots, X_t będzie ciągiem i.i.d. zmiennych losowych, takim że $0 \leq X_i \leq 1$. Dodatkowo niech liczba rozegranych gier będzie funkcją zależną od k ($f(k) = t$) oraz niech $\delta_k = \frac{\delta}{g(k)}$ gdzie $\delta \geq \sum_{k=1}^{\infty} \frac{\delta}{g(k)}$ i $\ln(g(k)) \in o(f(k))$, wtedy z twierdzenia 1.14

$$\bar{\sigma}_t^2 \leq \frac{1}{4}. \quad (5.1)$$

Wykorzystując wynik (5.1) do nierówności (1.2) otrzymujemy

$$\epsilon_{f(k),k} \leq \sqrt{\frac{\ln(\frac{3g(k)}{\delta})}{2f(k)}} + \frac{3 \ln(\frac{3g(k)}{\delta})}{f(k)}.$$

Z założeń wiemy, że $\ln(g(k)) \in o(f(k))$, zatem

$$\lim_{k \rightarrow \infty} \frac{\ln(\frac{3g(k)}{\delta})}{f(k)} = 0,$$

co ostatecznie z twierdzenia o trzech ciągach daje nam $\lim_{k \rightarrow \infty} \epsilon_{f(k),k} = 0$. □

5.2 Dowód wyrażenia (2.6)

Dowód. Prawdopodobieństwo popełnienia błędu α jest równe sumie prawdopodobieństw pomyłki w momencie przeprowadzenia k -tego testu plus prawdopodobieństwo pomyłki po przeprowadzaniu n_{\max} testów. Z założeń wiemy, że teoretyczna warowność $\mu > 0,5$. Zatem

$$\begin{aligned} \alpha &= \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 \leq 0,5) + \\ &\quad \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(2)} + \epsilon_2 \leq 0,5) + \\ &\quad \dots + \\ &\quad \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(2)} + \epsilon_2 > 0,5) \dots \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(n_{\max})} + \epsilon_{n_{\max}} \leq 0,5) + \\ &\quad \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) \dots \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(n_{\max})} + \epsilon_{n_{\max}} > 0,5) \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(n_{\max})} \leq 0,5). \end{aligned}$$

Korzystając z prawdopodobieństwa zdarzenia przeciwnego otrzymujemy

$$\begin{aligned} \alpha &= 1 - \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) + \\ &\quad \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) (1 - \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(2)} + \epsilon_2 > 0,5)) + \\ &\quad \dots + \\ &\quad \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(2)} + \epsilon_2 > 0,5) \dots (1 - \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(n_{\max})} + \epsilon_{n_{\max}} > 0,5)) + \\ &\quad \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(1)} + \epsilon_1 > 0,5) \dots \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(n_{\max})} + \epsilon_{n_{\max}} > 0,5) \mathbb{P}_{\mu}(\bar{X}_{f(n_{\max})} \leq 0,5). \end{aligned}$$

Uzyskana suma upraszcza się przez teleskopowanie do postaci

$$\begin{aligned}
\alpha &= 1 - \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5) + \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(n_{\max})} \leq 0,5) \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5) \\
&= 1 - (1 - \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(n_{\max})} \leq 0,5)) \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5) \\
&= 1 - \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(n_{\max})} > 0,5) \prod_{k=1}^{n_{\max}} \mathbb{P}_{\mu}(\overline{X}_{f(k)} + \epsilon_k > 0,5).
\end{aligned}$$

□

5.3 Dowód wyrażenia (2.19)

Dowód. Chcemy znaleźć minimalne n_{\max} , dla którego nasz błąd będzie nie większy niż żądane α . Takie n_{\max} będzie spełniać zależność

$$n_{\max} = \min \left\{ n \in \mathbb{N}^+ : F_{\mu}(n) < \alpha \right\}. \quad (5.2)$$

Podstawiając (5.2) do 1.11 otrzymujemy, że dla $\delta_k = \frac{\delta}{n_{\max}}$ i $t = f(n_{\max})$

$$\epsilon \leq \sqrt{\frac{\ln(2 \frac{n_{\max}}{\delta})}{2f(n_{\max})}} \implies \delta \leq \frac{2n_{\max}}{\exp(2\epsilon^2 f(n_{\max}))}.$$

□

Bibliografia

- [1] CAUWET, M.-L., TEYTAUD, O. Surprising strategies obtained by stochastic optimization in partially observable games. In *2018 IEEE Congress on Evolutionary Computation (CEC)* (2018), IEEE, pp. 1–8.
- [2] COLLET, P., LUTTON, E., RAYNAL, F., SCHOENAUER, M. Polar IFS+Parisian Genetic Programming=Efficient IFS Inverse Problem Solving. *Genetic Programming and Evolvable Machines* 1, 4 (2000), 339–361.
- [3] DROSTE, S., JANSEN, T., WEGENER, I. A rigorous complexity analysis of the (1+1) evolutionary algorithm for separable functions with boolean inputs. *Evolutionary Computation* 6, 2 (1998), 185–196.
- [4] FIGIELSKA, E. Algorytmy ewolucyjne i ich zastosowania. *Zeszyty Naukowe Warszawskiej Wyższej Szkoły Informatyki*, 1 (2006), 81–92.
- [5] HEIDRICH-MEISNER, V., IGEL, C. Non-linearly increasing resampling in racing algorithms. In *European Symposium on Artificial Neural Networks* (2011), Evere, Belgium: d-side publications, pp. 465–470.
- [6] MARON, O., MOORE, A. Hoeffding races: Accelerating model selection search for classification and function approximation. In *Proceedings of (NeurIPS) Neural Information Processing Systems* (November 1993), Morgan Kaufmann, pp. 59 – 66.
- [7] MNIH, V., SZEPESVÁRI, C., AUDIBERT, J.-Y. Empirical bernstein stopping. In *Proceedings of the 25th international conference on Machine learning - ICML '08* (2008), ACM Press.
- [8] PŁATKOWSKI, T. Wstęp do teorii gier. *Uniwersytet Warszawski* (2012).
- [9] PRISNER, E. *Game theory through examples*, vol. 46. American Mathematical Soc., 2014.
- [10] STENGEL, B. V. Chapter 45 computing equilibria for two-person games. In *Handbook of Game Theory with Economic Applications*. Elsevier, 2002, pp. 1723–1759.